

Un análisis de comportamiento entre distintos mecanismos de control de congestión ensayados sobre una topología mixta

Diego R. Rodríguez Herlein, Carlos A. Talay, Claudia N. González, Franco A. Trinidad y Luz Almada

Licenciatura en Sistemas, UNPA-UARG
Río Gallegos, Argentina
Campus universitario - Oficina B 18

{dherlein, ctalay, cgonzalez}@uarg.unpa.edu.ar, tfrancoalejandro@gmail.com, mluzalmada@gmail.com

Luis A. Marrone

L.I.N.T.I. – Universidad Nacional de La Plata
La Plata, Argentina

Calle 50 y 120 – 2 do. Piso – Edificio Bosque Oeste
lmarrone@linti.unlp.edu.ar

Resumen. En este trabajo se realiza una comparación de competencia entre distintos tipos de control de congestión desarrollados en algunas variantes del protocolo TCP. Para realizar esta comparación se recurrió a pruebas implementadas en una topología híbrida simple, en donde dos flujos de datos, que compiten por los recursos de la red, tienen como destino final un nodo inalámbrico. Para el desarrollo de las pruebas se utilizó el simulador de redes NS2, con el cual se realizaron todas las simulaciones, exponiéndose en el documento los resultados provenientes del análisis de los datos obtenidos.

Palabras clave: TCP; control de congestión; redes híbridas

1 Introducción

Prácticamente la totalidad de las aplicaciones utilizadas en Internet utilizan Transmission Control Protocol (TCP) [1] para el envío de datos en forma fiable a través de la red. Uno de los aspectos más importantes de TCP es el control de congestión, que si bien no formó parte de la implementación original, define, en gran medida, el rendimiento, efecto que se potencia en las redes que incluyen enlaces inalámbricos. Mediante el control de congestión [2], TCP regula la inyección de datos a la red utilizando una ventana de congestión, cuyo tamaño dependerá del estado de congestión.

La carencia de algún tipo de control de congestión en el estándar TCP original, llevo a lo que se denominó el colapso de congestión [3]. Las variantes del protocolo TCP implementan distintas estrategias para realizar este control, definiendo distintas

formas y momentos en los que se ajusta el tamaño de la ventana de congestión, y distintos métodos para detectar y tratar la congestión en la red.

TCP fue desarrollado y posteriormente optimizado para redes cableadas, lo que implica que la pérdida de paquetes se debe casi con exclusividad a la congestión en la red, suponiendo una tasa de error de bits en tránsito prácticamente inexistente. Con el crecimiento en la demanda de movilidad, se comenzó a utilizar en enlaces inalámbricos. Estos enlaces tienen características muy diferentes, de manera que los retrasos y las pérdidas de paquetes ya no se deben exclusivamente a la congestión, sino también al daño de paquetes en tránsito [4] y la desconexión temporal de los nodos, lo que puede ocasionar un comportamiento muy poco eficiente del protocolo, en ese entorno.

Internet es un entorno heterogéneo y compartido. El uso efectivo de la red no solo depende de que un flujo TCP pueda aprovechar sus recursos, sino también de qué tan bien interactúa con otros flujos a través de la misma red. La eficacia no es el único parámetro importante de los algoritmos de control de congestión, también deben hacer valer el uso equitativo de los recursos compartidos, en especial el ancho de banda.

Es por ello que el análisis de dos flujos de datos con distintas variantes TCP, puede aportar una visión acerca de cómo es utilizado el ancho de banda bajo distintas estrategias y ver cómo interactúan entre sí ante una competencia por la utilización de este recurso. Explorando este camino, planteamos aquí un modelo simple, con dos flujos que compiten entre sí en la misma trayectoria de red en una topología híbrida, sin otros flujos presentes.

Sobre alguno de estos protocolos se conocen trabajos específicos de análisis sobre superposición de flujos [5], incluso existen trabajos con análisis de superposición de flujo considerando ciertas variantes protocolos TCP [6]. Sin embargo, el caso de estudio es en base a una topología mixta, lo que no incorpora la complejidad que puede presentar el accionar de los distintos mecanismos de congestión que deben lidiar con una conexión de estas características.

Esto se debe a que las redes inalámbricas presentan desafíos críticos para el protocolo TCP, derivados de un ambiente complejo. Además de las pérdidas de paquetes por congestión, pueden ocurrir pérdidas de paquetes por la movilidad del nodo, por las características del canal inalámbrico y por las restricciones de potencia. La movilidad de los dispositivos en estas redes puede producir un cambio en la ruta, fallas, reordenamiento de paquetes, pérdida de paquetes en tránsito y desconexiones cuando se sale del área de cobertura. Los canales inalámbricos son propensos a tener una alta tasa de error (BER). Es vulnerable a errores debido a la atenuación de la señal, la interferencia, los obstáculos y el desvanecimiento por trayectos múltiples. Estos errores pueden generar pérdida de paquetes o recepción de paquetes dañados en el receptor. Además, estos canales inalámbricos son compartidos, lo que limita la capacidad de un nodo para enviar paquetes debido a la contención. La Contención es la competencia por el uso del medio compartido por varios nodos.

La creciente utilización de las redes inalámbricas ha puesto de manifiesto la necesidad de modificar el protocolo TCP, pues supone que la congestión es la causa principal de las pérdidas. De esta manera, el TCP no puede reaccionar adecuadamente a las pérdidas de paquetes no relacionadas con la congestión. Si se pierde un paquete de datos debido a la interferencia en el canal de transmisión, a pesar de que no hay

desbordamientos de búfer, TCP reduce la ventana de congestión en forma incorrecta. En vez de ello, debería simplemente recuperarse de la pérdida y continuar la transmisión a la misma tasa de envío. Esto produce una caída importante en el rendimiento.

Para la solución de este problema hay dos enfoques diferentes. El primer enfoque es el que mantiene el concepto original de host a host de TCP. En el presente trabajo solo se abordaran algunas soluciones que mantengan este enfoque.

El segundo enfoque, renuncia a la idea de host a host utilizando distintas estrategias. Estas pueden ser que los nodos intermedios divulguen el estado de la red, retransmisión de capa de enlace, o bien aislando las rutas de transmisión inalámbricas propensas a errores de las cableadas utilizando un host intermedio.

2 Caso de estudio

En la figura 1 se observa el modelo implementado en el simulador de eventos discretos Network Simulator 2 (versión 2.35) que representa una topología mixta simple con 2 nodos y sus enlaces cableados, una estación base y dos nodos con sus enlaces inalámbricos. Sobre esta configuración, hemos realizado una confrontación de dos protocolos por vez, para evitar que existan otro tipo de influencias en el resultado.

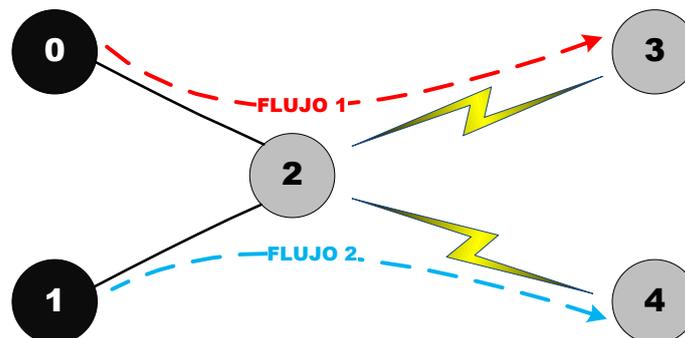


Figura 2. Modelo de estudio

Los dos enlaces cableados que conectan los nodos fijos (0) y (1) con la estación base (2) son full dúplex, de 10 Mb/s y un retardo de 2 ms. El enlace inalámbrico que vincula la estación base (2) y los nodos inalámbricos (3) y (4) se establece en 1 Mb/s, con MAC 802.11. Los nodos inalámbricos no poseen movimiento.

En cada una de las simulaciones, el flujo TCP se estableció desde el nodo (0) (emisor) al nodo (3) (receptor) para la primera variante del protocolo, mientras que para la segunda variante se configuró el nodo (1) como emisor y el nodo (4) como receptor.

Se realizaron 450 simulaciones, en las cuales se confrontaron distintas variantes del protocolo TCP, incluyendo cada una de ellas contra sí mismas. Las variantes utilizadas son: Reno, New Reno, SACK, FACK, Vegas, Venet, LP (Low Priority),

Westwood, HS (High Speed), H-TCP, Hybla, BIC, Cubic, C-TCP (Compound) e Illinois.

Para cada par de protocolos se realizaron dos simulaciones distintas, intercambiando el orden de inicio de cada flujo, separados por 10 segundos. El primer flujo comienza a transmitir a los 5 segundos de iniciada la simulación y termina a los 105 segundos, mientras que el segundo flujo comienza a los 15 segundos y termina a los 120 segundos.

De cada una de estas simulaciones se obtuvo el throughput promedio y el Packet Delivery Ratio (PDR) del archivo de traza correspondiente, mediante el uso de scripts AWK. El throughput promedio se obtuvo sumando todos los paquetes salientes del nodo emisor de un flujo, en el intervalo que va desde los 40 a los 100 segundos. El PDR para cada uno de los flujos, se obtuvo calculando el cociente entre los paquetes recibidos correctamente en el receptor y el total de los enviados en el mismo intervalo de tiempo. De forma análoga, se obtuvieron los valores instantáneos del throughput y del tamaño de la ventana de congestión para cada uno de esos flujos.

El objetivo de tomar las muestras solo en el intervalo de tiempo 40 a 100 segundos, es analizar la utilización de los recursos de la red, por parte de los dos flujos que compiten, en un estado estacionario relativo, y de esta manera, evitar las oscilaciones típicas de un estado transitorio, para analizar el comportamiento en un trayecto común de una comunicación establecida.

Para la comparación de las distintas variantes de TCP en competencia se utilizó una métrica resultante del producto del throughput promedio y el PDR correspondiente para cada una de las simulaciones y para cada uno de los flujos.

$$TPP = \text{Throughput promedio} * \text{PDR} \quad (\text{Eq. 1})$$

3 Resultados obtenidos

Sobre la topología escogida (figura 1) se han realizado ensayos que posibilitaron conformar dos matrices que representan la confrontación de 15 protocolos. Los resultados pueden observarse en las tablas 2 y 3, donde las filas y columnas representan a las variantes del protocolo TCP analizadas.

En la primera matriz (Tabla 2), cada casilla expresa el TPP de la confrontación entre la variante del protocolo TCP de la fila, con la variante TCP de la columna, siendo la variante de protocolo TCP correspondiente a la fila quién inicia la transmisión y por consiguiente el de la columna el que comienza su transmisión en segundo término

Por ejemplo, en la simulación de los protocolos Cubic vs Hybla, el valor de TPP de Cubic, que es el protocolo que primero inicia, es de 0,289. En contrapartida, el valor obtenido en la situación Hybla vs Cubic, representa el TPP de Hybla cuando este inicia primero, y es de 0,347.

En la segunda matriz representada en la (Tabla 3), el valor de celda que está en la intersección de una fila y columna expresa el TPP del protocolo que inicia su transmisión en segunda instancia, si consideramos nuevamente la confrontación de la variante del protocolo TCP de la fila, con la variante del protocolo TCP de la columna.

En este caso, si por ejemplo tomamos la confrontación de Cubic vs Hybla, teniendo en cuenta siempre la referencia que el primer protocolo se encuentra en la fila y el segundo protocolo en la columna, el valor de TPP de Hybla comenzando la transmisión primero Cubic, es 0,347. Por otro lado, en la simulación Hybla vs. Cubic el valor de TPP de Cubic, habiendo iniciado Hybla primero, es de 0,308.

	Bic	Compound	Cubic	Fack	Highspeed	HTCP	Hybla	Illinois	LowPriority	NewReno	Reno	Sack	Vegas	Veno	Westwood
Bic	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,290	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
Compound	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,278	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
Cubic	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,289	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
Fack	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,253	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
Highspeed	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,278	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
HTCP	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,267	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
Hybla	0,345	0,353	0,347	0,376	0,353	0,351	0,355	0,343	0,353	0,377	0,348	0,367	0,608	0,362	0,345
Illinois	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,290	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
LowPriority	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,278	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
NewReno	0,313	0,316	0,316	0,315	0,316	0,316	0,251	0,315	0,316	0,318	0,318	0,318	0,494	0,314	0,316
Reno	0,313	0,316	0,316	0,315	0,316	0,316	0,276	0,315	0,316	0,318	0,318	0,318	0,494	0,314	0,316
Sack	0,313	0,316	0,316	0,315	0,316	0,316	0,270	0,315	0,316	0,318	0,318	0,318	0,494	0,314	0,316
Vegas	0,083	0,083	0,083	0,083	0,083	0,083	0,046	0,083	0,083	0,081	0,081	0,081	0,310	0,083	0,083
Veno	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,269	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322
Westwood	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,322	0,283	0,322	0,322	0,315	0,315	0,315	0,568	0,322	0,322

Tabla 2. TPP obtenido del flujo que inicia en primer término, considerado en la fila correspondiente

	Bic	Compound	Cubic	Fack	Highspeed	HTCP	Hybla	Illinois	LowPriority	NewReno	Reno	Sack	Vegas	Veno	Westwood
Bic	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,345	0,325	0,325	0,312	0,312	0,312	0,565	0,325	0,325
Compound	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,353	0,325	0,325	0,314	0,314	0,314	0,565	0,325	0,325
Cubic	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,347	0,325	0,325	0,317	0,317	0,317	0,565	0,325	0,325
Fack	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,376	0,325	0,325	0,317	0,317	0,317	0,565	0,325	0,325
Highspeed	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,353	0,325	0,325	0,314	0,314	0,314	0,565	0,325	0,325
HTCP	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,351	0,325	0,325	0,316	0,316	0,316	0,565	0,325	0,325
Hybla	0,380	0,370	0,308	0,362	0,366	0,313	0,345	0,392	0,374	0,359	0,341	0,351	0,600	0,367	0,375
Illinois	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,343	0,325	0,325	0,313	0,313	0,313	0,565	0,325	0,325
LowPriority	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,353	0,325	0,325	0,314	0,314	0,314	0,565	0,325	0,325
NewReno	0,315	0,315	0,315	0,315	0,315	0,315	0,377	0,315	0,315	0,319	0,319	0,319	0,560	0,315	0,315
Reno	0,315	0,315	0,315	0,315	0,315	0,315	0,348	0,315	0,315	0,319	0,319	0,319	0,560	0,315	0,315
Sack	0,315	0,315	0,315	0,315	0,315	0,315	0,367	0,315	0,315	0,319	0,319	0,319	0,560	0,315	0,315
Vegas	0,084	0,084	0,084	0,084	0,084	0,084	0,049	0,084	0,084	0,082	0,082	0,082	0,311	0,084	0,084
Veno	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,362	0,325	0,325	0,314	0,314	0,314	0,565	0,325	0,325
Westwood	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,325	0,345	0,325	0,325	0,314	0,314	0,314	0,565	0,325	0,325

Tabla 3. TPP obtenido del flujo que inicia en segundo término, considerado en la columna correspondiente

Analizando las representaciones de los valores instantáneos de throughput promedio y el tamaño de la ventana de congestión, se puede apreciar, en forma cualitativa, la evolución en el tiempo de los flujos instantáneos de los datos. Por otro lado, a través de las variaciones de la ventana de congestión, podemos apreciar cómo los algoritmos de control de congestión intentan desplegar su estrategia a fin de adaptarse al ancho de banda disponible. Así se tiene una primera aproximación de la agresividad que pueden manifestar ciertos protocolos y la manera en que el algoritmo de congestión intenta obtener el mayor ancho de banda disponible para transmitir los datos.

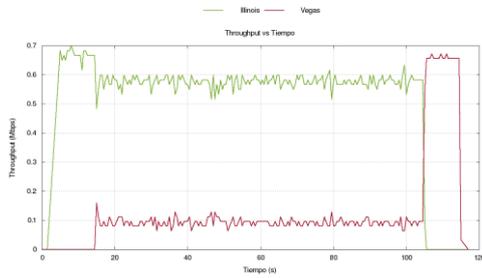


Figura 2. Throughput - Illinois Vs. Vegas

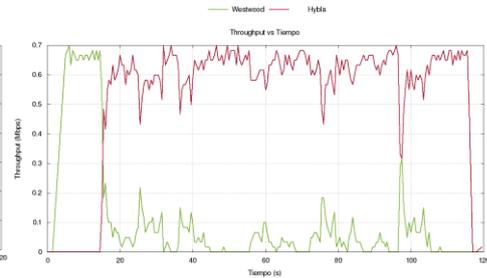


Figura 6. Throughput - Westwood Vs. Hybla

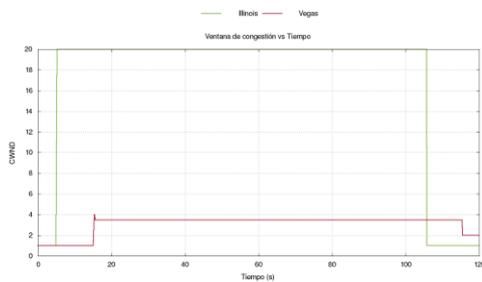


Figura 3. CWND Illinois Vs. Vegas

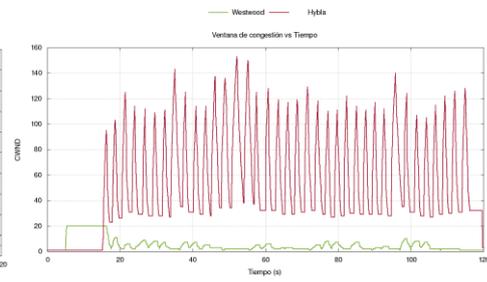


Figura 7. CWND Westwood Vs. Hybla

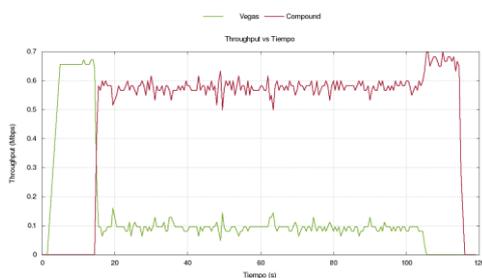


Figura 4. Throughput - Vegas vs. Compound

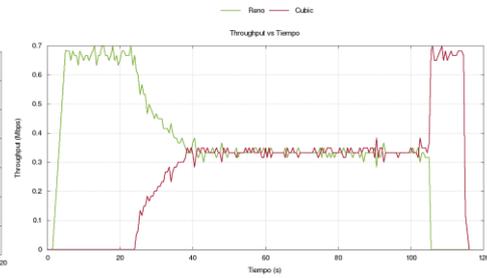


Figura 8. Throughput - Reno vs. Cubic

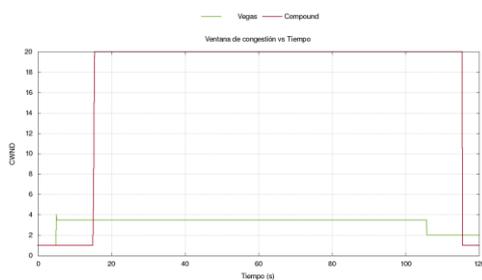


Figura 5. CWND Vegas vs. Compound

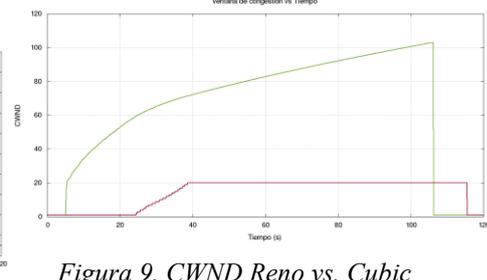


Figura 9. CWND Reno vs. Cubic

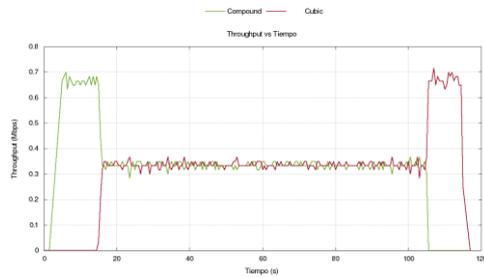


Figura 10. Throughput - Compound vs. Cubic

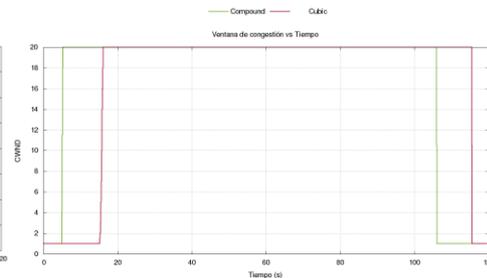


Figura 11. CWND Compound vs. Cubic

Como puede observarse en la tabla 2 y 3, existen grupos de datos que podrían agruparse por rangos de valores. Tomando en cuenta ello, se ha sombreado las celdas de dichas tablas en función de una distribución que comprenden a los intervalos (0 a 0,100), (0,101 a 0,300), (0,301 a 0,400) y (0,401 a 1). Por último, podemos acotar que, el mero valor de TPP no expresa en forma cabal el comportamiento de los protocolos, por ello se ha recurrido a la presentación de gráficos en donde pueden apreciarse las evoluciones de flujos instantáneos y sus respectivas variaciones de ventana de congestión, para casos que se ha considerado interesantes para el siguiente análisis.

4 Conclusiones

En los ensayos se confrontaron todos los protocolos entre sí, lo que implica una confrontación de sus respectivos controles de congestión. De esta manera podemos evaluar el comportamiento de un protocolo contra cada uno de los restantes protocolos seleccionados. A partir de la heterogeneidad de Internet y que un flujo TCP puede atravesar distintos tipos de enlaces desde el emisor hasta el receptor, resultó interesante la evaluación del comportamiento de las variantes propuestas en esta topología híbrida. Más allá de esta justificación, se puede observar que existen variantes del protocolo TCP que pueden coexistir mientras que otras no lo pueden hacer. En esta situación, es interesante ver cómo los resultados que arrojan las medidas de TPP (Tabla 2 y 3) muestran que existen variantes del protocolo TCP que se evidencian más agresivas, captando todo el ancho de banda posible para transmitir los datos, mientras que otras muestran ser particularmente vulnerables contra sus congéneres al momento de utilizar el ancho de banda.

Analizando los datos y gráficas obtenidas, podemos ver tres tipos de comportamientos básicos considerando que tenemos dos protocolos A y B, donde primero comienza el protocolo A y al cabo de un tiempo, lo sigue el protocolo B. En estas condiciones podemos determinar tres situaciones características:

1) Primer caso: al comenzar el protocolo A capta el máximo ancho de banda disponible. Al iniciar el protocolo B es relegado en la posibilidad de crecer en el uso del recurso, estabilizándose con un valor de throughput instantáneo sensiblemente

menor que el de A. Aquí el protocolo Vegas, aun siendo el que inicia, resulta particularmente sensible respecto al resto de los protocolos. Como ejemplo de este caso, Illinois vs. Vegas (figura 2) y Vegas vs. Compound (figura 4) son muy representativos de este comportamiento. En ellos se observa que Vegas, comenzando a transmitir en segundo término (figura 2) o transmitiendo en primer término (figura 4), resigna rápidamente su participación en el uso del ancho de banda del canal.

2) Segundo caso: al comenzar el protocolo A capta el mayor ancho de banda disponible, pero al iniciar el protocolo B relega al protocolo A, obteniendo una porción mayor del ancho de banda disponible y disminuyendo sensiblemente el ancho de banda que puede utilizar A. Las simulaciones de Westwood vs. Hybla (figura 6) muestran la agresividad de Hybla para capturar el ancho de banda, refrendado por la evolución su CWND (figura 7). Este ejemplo es representativo para mostrar este tipo de comportamiento.

3) Tercer caso: el protocolo A comienza a transmitir datos y capta el mayor ancho de banda disponible. Al iniciar el protocolo B se producen fluctuaciones donde ninguno parece ejercer un predominio marcado sobre el otro y, paulatinamente se llega a una distribución equitativa del ancho de banda (figura 8 y 10). En este caso en particular, el resultado de la evolución del throughput instantáneo en la zona de análisis (de $t=40$ a $t=100$ segundos), determina la utilización del ancho de banda en partes casi iguales. La llegada a ese punto de equilibrio puede lograrse de manera paulatina (figura 8) o de una manera más súbita (figura 10). Este último es un caso particularmente interesante de análisis, ya que normalmente Compound se implementa en los equipos con sistema operativo Windows, mientras que los sistemas operativos Linux normalmente utilizan CUBIC.

Como vemos los protocolos que basan sus algoritmos de control de congestión en métodos reactivos (basados en pérdida de paquetes) dominan en mayor o menor medida al único protocolo proactivo seleccionado (Vegas). Si analizamos la confrontación entre los protocolos restantes, vemos que no existen importantes diferencias entre el ancho de banda que cada uno emplea para la transmisión de datos. Esto pone de manifiesto que las negociaciones por la captura del ancho de banda responden a un uso equitativo del mismo, esto podría verificarse mediante un análisis basado en el concepto de equidad.

Analizando las distintas pruebas de confrontación, vemos que el algoritmo de control de congestión que posee Vegas no le permite sostener un uso de ancho de banda cuando compite con los restantes protocolos seleccionados para realizar las pruebas. Así Vegas resigna ancho de banda y pasa a un segundo plano.

En el otro extremo, protocolos como Hybla, Illinois y aquellos destinados a redes de alta velocidad, tienden a dominar a sus contrapartes en los ensayos e intentan capturar el mayor ancho de banda posible.

Por último, tenemos el tercer caso en donde los algoritmos de control de congestión negocian su tránsito a un estado estable, distribuyendo de una manera equitativa el ancho de banda disponible. Este comportamiento se da en la gran mayoría de las confrontaciones que se observaron, dos ejemplos particulares son los mostrados en las figuras 8 y 10. Como decíamos, si bien el comportamiento es similar, no son exactamente iguales. La diferencia fundamental se da en el tiempo

empleado para llegar un estado de equilibrio. Efectivamente, en el caso de la figura 8 se observa que la transición desde que comienza el protocolo B, hasta que se llega a un estado de distribución equitativa de throughput instantáneo es de 15,5 segundos, mientras que en el caso de la figura 10, este tiempo es de 1,5 segundos. Estos dos casos se seleccionaron de una amplia gama de valores y formas, en donde puede apreciarse como las curvas de throughput muestran que llegan a un equilibrio.

5 Agradecimientos

Este proyecto fue financiado por la Universidad Nacional de la Patagonia Austral, Unidad Académica Río Gallegos.

Referencias

1. J. Postel, "RFC 793: Transmission Control Protocol", September 1981.
2. M. Allman, V. Paxson, and E. Blanton. TCP Congestion Control. RFC5681 (Draft Standard), September 2009.
3. S. Floyd and K. Fall, "Promoting the use of end-to-end congestion control in the Internet," IEEE/ACM Trans. Netw., vol. 7, no. 4, pp. 458–472, August 1999.
4. H. Elaarag, "Improving TCP Performance over Mobile Networks", ACM Computing Surveys, Vol. 34, No. 3, September 2002.
5. A. Rodgers and T. Kuznetsova. "TCP Reno and Vegas co-existence." Semantic Scholars. (2015).
6. A. Esterhuizen, A.E. Krzesinski. "TCP Congestion Control Comparison". SATNAC, September 2012.
7. V. Jacobson, "Congestion avoidance and control," ACM SIGCOMM, pp. 314–329, 1988
8. W. Stevens, "TCP slow start, congestion avoidance, fast retransmit, and fast re-recovery algorithms". RFC 2001, 1997.
9. V. Jacobson, "Congestion Avoidance and Control", ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 25(1), 1995, pp. 157-187.
10. W. Stevens, "RFC2001—TCP Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit," RFC, 1997
11. V. Jacobson, "Modified TCP congestion avoidance algorithm," email to the end2end list, April 1990.
12. S. Floyd and T. Henderson, "RFC2582—the NewReno modification to TCP's fast recovery algorithm," RFC, 1999.
13. S. Floyd, T. Henderson, and A. Gurtov, "RFC3782—the NewReno modification to TCP's fast recovery algorithm," RFC, 2004.
14. M. Mathis, J. Mahdavi, S. Floyd, and A. Romanov, "RFC2018—TCP selective acknowledgment options," RFC, 1996.
15. M. Mathis and J. Mahdavi, "Forward acknowledgement: refining TCP congestion control," in Proc. conference on applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications (SIGCOMM), New York, NY, USA, 1996, pp. 281–291.
16. L. Brakmo and L. Peterson, "TCP Vegas: end to end congestion avoidance on a global Internet," IEEE Journal Selected Areas Communications. vol. 13, no. 8, pp. 1465–1480, October 1995.

- 17.G. Hasegawa, K. Kurata, and M. Murata, "Analysis and improvement of fairness between TCP Reno and Vegas for deployment of TCP Vegas to the Internet" in Proc. IEEE ICNP, 2000, pp. 177–186.
- 18.C. P. Fu and S. C. Liew, "TCP VenO: TCP enhancement for transmission over wireless access networks," IEEE J. Sel. Areas Commun., vol. 21, no. 2, February 2003.
- 19.A. Kuzmanovic and E. Knightly, "TCP-LP: low-priority service via end-point congestion control," IEEE/ACM Trans. Netw., vol. 14, no. 4, pp. 739–752, 2006.
- 20.A. Kuzmanovic and E. W. Knightly, "TCP-LP: a distributed algorithm for low priority data transfer," in Proc. IEEE INFOCOM, April 2003.
- 21.S. Mascolo, C. Casetti, M. Gerla, M. Y. Sanadidi, and R. Wang, "TCP Westwood: Bandwidth estimation for enhanced transport over wireless links," in Proc. ACM MOBICOM, 2001, pp. 287–297.
- 22.S. Floyd, "RFC3649—HighSpeed TCP for large congestion windows," RFC, 2003.
- 23.S. Floyd, "HighSpeed TCP and Quick-Start for Fast Long-Distance HighSpeed TCP and Quick-Start for fast longdistance networks" (slides), TSVWG, IETF, March 2003.
- 24.D. Leith and R. Shorten, "H-TCP: TCP for high-speed and longdistance networks," in Proceedings of PFLDnet, 2004.
- 25.D. Leith, "H-TCP: TCP congestion control for high bandwidth-delaybproduct paths," IETF Internet Draft, <http://tools.ietf.org/html/draftleith-tcp-htcp-06>, 2008.
- 26.C. Caini and R. Firrincieli, "TCP Hybla: a TCP enhancement for heterogeneous networks," International J. Satellite Communications and Networking, vol. 22, pp. 547–566, 2004.
- 27.L. Xu, K. Harfoush, and I. Rhee, "Binary increase congestion control for fast, long distance networks," in Proc. IEEE INFOCOM, vol. 4, March 2004, pp. 2514–2524.
- 28.I. Rhee and L. Xu, "CUBIC: a new TCP-friendly high-speed TCP variant," SIGOPS Operating Systems Review, vol. 42, no. 5, pp. 64–74, July 2008.
- 29.K. Tan, J. Song, Q. Zhang, and M. Sridharan, "A compound TCP approach for high-speed and long distance networks," IEEE INFOCOM. July 2005.
- 30.S. Liu, T. Basar, and R. Srikant, "TCP-Illinois: A loss and delay-based congestion control algorithm for high-speed networks," in Proc. First International Conference on Performance Evaluation Methodologies and Tools (VALUETOOLS), 2006.